

RECEIVED

(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号 3 0 2001

特開平7-00221

(43) 公開日 平成 7 年 (1995) 4 月 7 日

(51) Int.Cl.⁶

G 0 6 F 12/10

識別記号

庁内整理番号

F I

技術表示箇所

J 7608-5B

A 7608-5B

審査請求 未請求 請求項の数 24 O L (全 15 頁)

(21) 出願番号

特願平5-241041

(22) 出願日

平成 5 年 (1993) 9 月 28 日

(71) 出願人 000005108

株式会社日立製作所

東京都千代田区神田駿河台四丁目 6 番地

(72) 発明者 田中 俊治

神奈川県川崎市麻生区王禅寺1099番地 株式会社日立製作所システム開発研究所内

(72) 発明者 新井 利明

神奈川県川崎市麻生区王禅寺1099番地 株式会社日立製作所システム開発研究所内

(72) 発明者 本堂 友理

神奈川県川崎市麻生区王禅寺1099番地 株式会社日立製作所システム開発研究所内

(74) 代理人 弁理士 藤田 利幸

最終頁に続く

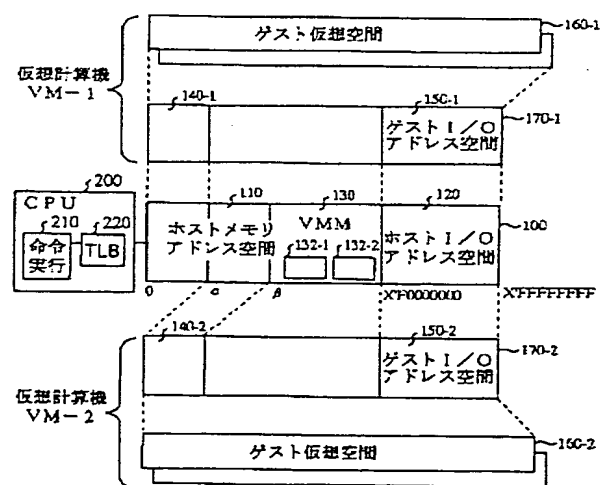
(54) 【発明の名称】 仮想計算機システム及びその制御方法

(57) 【要約】

【目的】 ゲストOSの切替において必要とするTLBの登録内容の変更(書替)を効率良く実行することが出来る仮想計算機システムを提供すること。

【構成】 アドレス変換情報を個々のゲストOSごとに独立して格納するための複数の専属退避領域をホスト記憶領域に設定し、最後に走行させたゲストOSの専属退避領域にアドレス変換バッファの全登録内容を退避させた後、次に走行させるゲストOSの専属退避領域から当該ゲストOSのアドレス変換情報を読み出してアドレス変換バッファの登録内容を置き換える。次に走行させるゲストOSと最後に走行させたゲストOSが同一である場合は、アドレス変換バッファの登録内容の退避・置換操作を行なうことなく直ちに次のゲストOSを走行させる。

図 1



- 100…ホスト記憶領域
- 130…仮想計算機モニタ (VMM)
- 132-1、132-2…専属退避領域
- 140-1、140-2…ゲストメモリアドレス空間
- 170-1、170-2…ゲスト記憶領域
- 200…中央処理装置 (CPU)
- 210…命令実行回路
- 220…アドレス変換バッファ (TLB)

【特許請求の範囲】

【請求項 1】 仮想アドレスから実アドレスへの変換情報を登録するためのアドレス変換バッファを中央処理装置に有するホスト計算機を用いて複数のオペレーティング・システムを走行させるように構成した仮想計算機システムにおいて、オペレーティング・システムごとに独立してアドレス変換情報を格納するための複数の専属退避領域をホスト記憶領域上に設定すると共に、オペレーティング・システム切替の際、最後に走行させたオペレーティング・システムの専属退避領域にアドレス変換バッファの登録内容（最後に走行させたオペレーティング・システムのアドレス変換情報）を退避させた後、次に走行させるオペレーティング・システムの専属退避領域から当該オペレーティング・システムのアドレス変換情報を取り出し、当該アドレス変換情報をもってアドレス変換バッファの登録内容を置き換えるための手段を設けたことを特徴とする仮想計算機システム。

【請求項 2】 前記手段は、次に走行させるオペレーティング・システムと最後に走行させたオペレーティング・システムとが同一であるか否かを判定するための手段を包含し、両オペレーティング・システムが同一である場合は、アドレス変換バッファの登録内容の退避・置換操作を行なうことなく直ちに次のオペレーティング・システムを走行させるように機能するものであることを特徴とする請求項 1 に記載の仮想計算機システム。

【請求項 3】 走行中のオペレーティング・システムの登録命令に応じて当該登録命令が指定するゲスト実アドレスをホスト実アドレスに変換し、かつ、同登録命令が指定するゲスト仮想アドレス及び変換によって得られたホスト実アドレスを一組としてアドレス変換バッファに登録するための手段を有することを特徴とする請求項 1 又は請求項 2 に記載の仮想計算機システム。

【請求項 4】 走行中のオペレーティング・システムの読出命令に応じて当該読出命令が指定するゲスト仮想アドレスを保持するアドレス変換バッファのエントリを選択し、選択したエントリのホスト実アドレスをゲスト実アドレスに変換した後、当該ゲスト実アドレスを走行中のオペレーティング・システムに通知するための手段を有することを特徴とする請求項 3 に記載の仮想計算機システム。

【請求項 5】 走行中のオペレーティング・システムの登録命令に応じて当該登録命令が指定するゲスト実アドレスをホスト実アドレスに変換し、かつ、同登録命令が指定するゲスト仮想アドレス及び変換によって得られたホスト実アドレスを一組としてアドレス変換バッファ及び走行中のオペレーティング・システムの専属退避領域の双方に登録（格納）するための手段を有することを特徴とする請求項 1 又は請求項 2 に記載の仮想計算機システム。

【請求項 6】 走行中のオペレーティング・システムの読

出命令に応じて当該読出命令が指定するゲスト仮想アドレスを保持するエントリを専属退避領域から選択し、選択したエントリのホスト実アドレスをゲスト実アドレスに変換した後、当該オペレーティング・システムに通知するための手段を有することを特徴とする請求項 5 に記載の仮想計算機システム。

【請求項 7】 走行中のオペレーティング・システムの登録命令に応じて当該登録命令が指定するゲスト実アドレスをホスト実アドレスに変換し、かつ、同登録命令が指定するゲスト仮想アドレス及びゲスト実アドレス並びに変換によって得られたホスト実アドレスを一組としてアドレス変換バッファに登録するための手段を有することを特徴とする請求項 1 又は請求項 2 に記載の仮想計算機システム。

【請求項 8】 走行中のオペレーティング・システムの読出命令に応じて当該読出命令が指定するゲスト仮想アドレスを保持するアドレス変換バッファのエントリを選択し、選択したエントリのゲスト実アドレスを走行中のオペレーティング・システムに通知するための手段を有することを特徴とする請求項 7 に記載の仮想計算機システム。

【請求項 9】 仮想アドレスから実アドレスへの変換情報を登録するためのアドレス変換バッファを中央処理装置に有するホスト計算機を用いて複数のオペレーティング・システムを走行させるように構成した仮想計算機システムにおいて、走行中のオペレーティング・システムの登録命令に応じて当該登録命令が指定するゲスト実アドレスをホスト実アドレスに変換し、かつ、同登録命令が指定するゲスト仮想アドレス及びゲスト実アドレス並びに変換によって得られたホスト実アドレスを一組としてアドレス変換バッファに登録するための手段を有することを特徴とする仮想計算機システム。

【請求項 10】 走行中のオペレーティング・システムの読出命令に応じて当該読出命令が指定するゲスト仮想アドレスを保持するアドレス変換バッファのエントリを選択し、選択したエントリのゲスト実アドレスを走行中のオペレーティング・システムに通知するための手段を有することを特徴とする請求項 9 に記載の仮想計算機システム。

【請求項 11】 仮想アドレスから実アドレスへの変換情報を登録するためのアドレス変換バッファを中央処理装置に有すると共に、特定値未満の実アドレスでアクセス可能なメモリアドレス空間及び特定値以上の実アドレスでアクセス可能な 1/O アドレス空間を有するホスト計算機を使用し、当該計算機によって複数のオペレーティング・システムを走行させるように構成した仮想計算機システムにおいて、走行中のオペレーティング・システムの登録命令に応じて当該登録命令が指定するゲスト実アドレスが特定値以上であるか否かを判定することにより、当該ゲスト実アドレスが特定値以上の場合はそのゲ

スト実アドレスをもってホスト実アドレスとし、当該ゲスト実アドレスが特定値未満の場合はゲストメモリアドレス空間のホストメモリアドレス空間における起点アドレス値をそのゲスト実アドレスに加算した値をもってホスト実アドレスとするための手段と、走行中のオペレーティング・システムの登録命令が指定するゲスト仮想アドレス及び前記手段によって求めたホスト実アドレスを一組としてアドレス変換バッファに登録するための手段を設けたことを特徴とする仮想計算機システム。

【請求項 1 2】走行中のオペレーティング・システムの読出命令に応じて当該読出命令が指定するゲスト仮想アドレスを保持するアドレス変換バッファのエントリを選択し、当該エントリのホスト実アドレスが特定値以上であるか否かを判定することにより、当該ホスト実アドレスが特定値以上の場合はそのホスト実アドレスをもってゲスト実アドレスとし、当該ホスト実アドレスが特定値未満の場合はゲストメモリアドレス空間のホストメモリアドレス空間における起点アドレス値をそのホスト実アドレスから減算した値をもってゲスト実アドレスとするための手段と、当該手段によって求めたゲスト実アドレスを走行中のオペレーティング・システムに通知するための手段を設けたことを特徴とする請求項 1 1 に記載の仮想計算機システム。

【請求項 1 3】仮想アドレスから実アドレスへの変換情報を登録するためのアドレス変換バッファを中央処理装置に有するホスト計算機を用いて複数のオペレーティング・システムを走行させるように構成した仮想計算機システムの制御方法であって、オペレーティング・システムごとに独立してアドレス変換情報を格納するための複数の専属退避領域をホスト記憶領域上に設定すると共に、オペレーティング・システム切替の際、最後に走行させたオペレーティング・システムの専属退避領域にアドレス変換バッファの登録内容（最後に走行させたオペレーティング・システムのアドレス変換情報）を退避させた後、次に走行させるオペレーティング・システムの専属退避領域から当該オペレーティング・システムのアドレス変換情報を取り出し、当該アドレス変換情報をもってアドレス変換バッファの登録内容を置き換えることを特徴とする仮想計算機システムの制御方法。

【請求項 1 4】次に走行させるオペレーティング・システムと最後に走行させたオペレーティング・システムとが同一であるか否かを判定し、両オペレーティング・システムが同一である場合は、アドレス変換バッファの登録内容の退避・置換操作を行なうことなく直ちに次のオペレーティング・システムを走行させることを特徴とする請求項 1 3 に記載の仮想計算機システムの制御方法。

【請求項 1 5】走行中のオペレーティング・システムの登録命令に応じて当該登録命令が指定するゲスト実アドレスをホスト実アドレスに変換し、かつ、同登録命令が指定するゲスト仮想アドレス及び変換によって得られた

ホスト実アドレスを一組としてアドレス変換バッファに登録することを特徴とする請求項 1 3 又は請求項 1 4 に記載の仮想計算機システムの制御方法。

【請求項 1 6】走行中のオペレーティング・システムの読出命令に応じて当該読出命令が指定するゲスト仮想アドレスを保持するアドレス変換バッファのエントリを選択し、選択したエントリのホスト実アドレスをゲスト実アドレスに変換した後、当該ゲスト実アドレスを走行中のオペレーティング・システムに通知することを特徴とする請求項 1 5 に記載の仮想計算機システムの制御方法。

【請求項 1 7】走行中のオペレーティング・システムの登録命令に応じて当該登録命令が指定するゲスト実アドレスをホスト実アドレスに変換し、かつ、同登録命令が指定するゲスト仮想アドレス及び変換によって得られたホスト実アドレスを一組としてアドレス変換バッファ及び走行中のオペレーティング・システムの専属退避領域に登録（格納）することを特徴とする請求項 1 3 又は請求項 1 4 に記載の仮想計算機システムの制御方法。

【請求項 1 8】走行中のオペレーティング・システムの読出命令に応じて当該読出命令が指定するゲスト仮想アドレスを保持するエントリを専属退避領域から選択し、選択したエントリのホスト実アドレスをゲスト実アドレスに変換した後、当該オペレーティング・システムに通知することを特徴とする請求項 1 7 に記載の仮想計算機システムの制御方法。

【請求項 1 9】走行中のオペレーティング・システムの登録命令に応じて当該登録命令が指定するゲスト実アドレスをホスト実アドレスに変換し、かつ、同登録命令が指定するゲスト仮想アドレス及びゲスト実アドレス並びに変換によって得られたホスト実アドレスを一組としてアドレス変換バッファに登録することを特徴とする請求項 1 3 又は請求項 1 4 に記載の仮想計算機システムの制御方法。

【請求項 2 0】走行中のオペレーティング・システムの読出命令に応じて当該読出命令が指定するゲスト仮想アドレスを保持するアドレス変換バッファのエントリを選択し、選択したエントリのゲスト実アドレスを走行中のオペレーティング・システムに通知することを特徴とする請求項 1 9 に記載の仮想計算機システムの制御方法。

【請求項 2 1】仮想アドレスから実アドレスへの変換情報を登録するためのアドレス変換バッファを中央処理装置に有するホスト計算機を用いて複数のオペレーティング・システムを走行させるように構成した仮想計算機システムの制御方法であって、走行中のオペレーティング・システムの登録命令に応じて当該登録命令が指定するゲスト実アドレスをホスト実アドレスに変換し、かつ、同登録命令が指定するゲスト仮想アドレス及びゲスト実アドレス並びに変換によって得られたホスト実アドレスを一組としてアドレス変換バッファに登録することを特

徴とする仮想計算機システムの制御方法。

【請求項 2 2】 走行中のオペレーティング・システムの読出命令に応じて当該読出命令が指定するゲスト仮想アドレスを保持するアドレス変換バッファのエントリを選択し、選択したエントリのゲスト実アドレスを走行中のオペレーティング・システムに通知することを特徴とする請求項 2 1 に記載の仮想計算機システムの制御方法。

【請求項 2 3】 仮想アドレスから実アドレスへの変換情報を登録するためのアドレス変換バッファを中央処理装置に有すると共に、特定値未満の実アドレスでアクセス可能なメモリアドレス空間及び特定値以上の実アドレスでアクセス可能な 1 / O アドレス空間を有するホスト計算機を使用し、当該計算機によって複数のオペレーティング・システムを走行させるように構成した仮想計算機システムの制御方法であって、走行中のオペレーティング・システムの登録命令に応じて当該登録命令が指定するゲスト実アドレスが特定値以上であるか否かを判定することにより、当該ゲスト実アドレスが特定値以上の場合はそのゲスト実アドレスをもってホスト実アドレスとし、当該ゲスト実アドレスが特定値未満の場合はゲストメモリアドレス空間のホストメモリアドレス空間における起点アドレス値をそのゲスト実アドレスに加算した値をもってホスト実アドレスとすると共に、走行中のオペレーティング・システムの登録命令が指定するゲスト仮想アドレス及び前記判定操作によって求めたホスト実アドレスを一組としてアドレス変換バッファに登録することを特徴とする仮想計算機システムの制御方法。

【請求項 2 4】 走行中のオペレーティング・システムの読出命令に応じて当該読出命令が指定するゲスト仮想アドレスを保持するアドレス変換バッファのエントリを選択し、当該エントリのホスト実アドレスが特定値以上であるか否かを判定することにより、当該ホスト実アドレスが特定値以上の場合はそのホスト実アドレスをもってゲスト実アドレスとし、当該ホスト実アドレスが特定値未満の場合はゲストメモリアドレス空間のホストメモリアドレス空間における起点アドレス値をそのホスト実アドレスから減算した値をもってゲスト実アドレスとすると共に、当該判定操作によって求めたゲスト実アドレスを走行中のオペレーティング・システムに通知することを特徴とする請求項 2 3 に記載の仮想計算機システムの制御方法。

【発明の詳細な説明】

【0001】

【産業上の利用分野】 本発明は、論理的な電子計算機である仮想計算機を物理的な実計算機上に複数台生成し、各仮想計算機ごとにそれぞれ対応する一つのオペレーティング・システム（Operating System：以下「OS」と略記する）を走行させることによって演算処理を実行する形式の仮想計算機システムに関する。なお、本明細書（特許請求の範囲を含む）では、記載の簡単化のため、

め、必要に応じて「仮想計算機」及び「実計算機」の代わりに「ゲスト」及び「ホスト」を使用する。

【0002】

【従来の技術】 仮想計算機システムは、異なる使用目的の複数の OS を 1 台の計算機上で運用する場合のほか、OS の移行時に新旧二つの OS を 1 台の計算機上で走行させる場合や複数の OS のテストを並行して実施する場合などのツールとして特に汎用大型計算機分野において広く使用されている。また、マイクロプロセッサの著しい性能向上に伴い、同プロセッサを組み込んだワークステーションが様々な用途で使用されるようになった結果、この分野においても、用途に応じた複数の OS を切り替えて走行させたいという要求が起こり、ワークステーション上において仮想計算機システムを構成することが必要となりつつある。

【0003】 仮想計算機システムにおける重要課題の一つは、ゲスト記憶領域（各仮想計算機の主記憶装置として機能する仮想の記憶領域）を実現するための技術、換言すれば、ゲスト記憶領域のホスト記憶領域（ホストの実記憶領域）へのマッピング技術である。

【0004】 仮想記憶方式の計算機システムでは、アドレス変換テーブルを用いてプログラム中で指定された仮想アドレスを実アドレスに変換しながら命令列を実行する必要があるが、命令実行の都度、毎回、アドレス変換テーブルを用いてアドレス情報の変換を行なうのでは、性能の低下が大きい。このため、仮想アドレス及びそれに対応する実アドレスの組からなるアドレス変換情報をアドレス変換バッファ（Translation Lookaside Buffer：以下「TLB」と略記する）に登録し、当該変換情報を用いて必要な実アドレスを得る方法が採用されている。

【0005】 汎用大型計算機を用いた仮想計算機システムでは、ハードウェアであるアドレス変換機構が前述のアドレス変換操作及び変換情報の TLB への登録を行なうことが多い。これに対して、マイクロプロセッサの場合は、1 命令の実行マシンサイクル時間を短縮するため、ハードウェアによるアドレス変換動作では TLB のみを用いる形態を取ることがある。この場合は、ハードウェアがアドレス変換を行なう際、TLB に必要な変換情報が登録されていないと、いわゆる TLB ミス割込みが発生し、OS の TLB ミス処理ルーチンに制御が移る。TLB ミス処理ルーチンでは、アドレス変換テーブルを用いて仮想アドレスを実アドレスに変換し、仮想アドレス及び実アドレスを一組として TLB に登録した後、TLB ミスを起こした命令をハードウェアが再実行する。

【0006】 仮想計算機システムでは、仮想計算機上の OS（ゲスト OS）が生成した仮想空間（ゲスト仮想空間）をアドレス付けするための仮想アドレス（ゲスト仮想アドレス）を当該ゲスト OS から見た実アドレス（ゲ

スト実アドレス)に変換し、更に当該ゲスト実アドレスをホスト実アドレスに変換しながら、ゲストOSの命令列を実行しなければならない。このため、TLBを利用してアドレス変換を効率的に行なうための技術が既に幾つか提案されており、以下、これらの従来技術及びその問題点を説明する。

【0007】〈仮想計算機の切替に伴うTLB登録内容の書替に関して〉特開昭57-212680号公報記載の仮想計算機システムでは、アドレス変換をTLBを用いて高速に行なうため、ゲスト仮想アドレス及びホスト実アドレスを一組としてTLBの各エントリに登録する。但し、仮想計算機を識別するための情報がTLBのエントリ内に存在しないため、仮想計算機の切替の際、TLBの全内容を一旦無効化することにより、最後に走行させたゲストOSのTLBエントリを次に走行させるゲストOSが誤って使用することを防止している。

【0008】しかし、TLBの全内容を無効化すると、ゲストOSが前回走行した際に登録したエントリがTLBに存在しないため、TLBミスが多発し、性能が低下するという問題が新たに発生する。特に、TLBのみを使用してアドレス変換を行なう形態の計算機では、TLBミス時の処理オーバーヘッドが大きいため、TLBミスの多発は、計算機システムの性能を大きく低下させることになる。

【0009】特開昭62-69339号公報記載のアドレス変換バッファ方式は、ゲスト仮想アドレス及びホスト実アドレスに加え、ゲストOS(仮想計算機)の識別子をTLBの各エントリに登録しておくものである。この方式によれば、TLBの各エントリがどのゲストOSに対するアドレス変換情報であるかを識別することが出来るため、複数の仮想計算機によるTLBの共用が可能となるほか、仮想計算機の切替時にTLBの内容を無効化する必要がなくなる。しかし、ゲストOSの識別子をTLBの各エントリに登録する場合であっても、TLBミスによる性能低下の問題が発生する。何故ならば、TLBを共用する場合は、一つのゲストOSの走行時に登録されたエントリがその後の他のゲストOSの走行によって消去される結果、走行を中断したゲストOSが再び走行する場合、前回の走行時に登録したエントリがTLBに存在しない可能性があるからである。

【0010】このため、特開平2-307145号公報には、仮想計算機の切替の際、最後に走行させたゲストOSについて登録したエントリを特定の記憶領域に退避させておき、当該OSを再び走行させる場合は、上記領域から必要なエントリを取り出して使用するという対策が提案されている。しかし、この対策は、TLBの各エントリにゲストOSの識別子を含ませることにより、複数のゲストOSによるTLB及び退避領域の共用を可能にしているため、TLBエントリを退避領域に格納する際や退避領域からTLBエントリを取り出す際、識別子

を用いて対象とすべきエントリを選別する必要があり、TLBのエントリ数が多い場合には、処理オーバーヘッドが非常に大きくなる可能性がある。また、退避領域から取り出したエントリをTLBに再登録する際、TLBから追い出すべきエントリを選別する必要があるため、再登録するエントリ数が多い場合は、再登録操作のオーバーヘッドが大きくなる可能性がある。

【0011】〈仮想アドレスに対応する実アドレスの読出命令に関して〉通常の汎用大型計算機では、OSが作成したアドレス変換テーブルを検索することによって読出命令(Load Real Address 命令)を実行する。汎用の大型計算機を用いて仮想計算機システムを構成した場合も同様である(TLBは使用しない)。これに対して、ハードウェアによるアドレス変換動作においてTLBのみを用いる形態の計算機では、TLBの登録内容を検索することによって読出命令を実行するのが普通である。このため、このような計算機を用いた仮想計算機システムでは、ゲストOSが読出命令を発行した場合、TLB検索により読出命令が指定するゲスト仮想アドレスに対応するゲスト実アドレスを当該OSに通知する必要がある。しかし、従来は、例えば前掲の特開昭57-212680号公報に記載されているように、ゲスト仮想アドレス及びホスト実アドレスだけをTLBに登録していたため、TLBの検索のみによってはゲストOSの読出命令を実行することができない。

【0012】〈メモリマップド入出力を行なう計算機でのアドレス変換に関して〉マイクロプロセッサを搭載した計算機システムでは、特定のアドレス領域への読み書きによって入出力を実現するメモリマップド入出力方式が広く採用されている。例えば特開昭63-240637号公報は、この種の方式を用いた計算機上での仮想計算機のメモリアクセス制御方法を開示するものであり、ゲスト記憶領域は、ゲストメモリアドレス空間及びゲストI/Oアドレス空間から構成されている。前者のアドレス空間は、命令やテーブルを格納するための通常の記憶領域であり、後者のアドレス空間は、入出力装置に対応付けられている記憶領域である。二つの記憶領域は、その属性が異なるため、ゲストメモリアドレス空間をホストメモリアドレス空間にマッピングさせ、ゲストI/Oアドレス空間をホストI/Oアドレス空間にマッピングさせる必要がある。なお、ホストメモリアドレス空間は、例えば16進数表示のX'F0000000'未満の番地(領域)に配置され、ホストI/Oアドレス空間は、X'F0000000'以上の番地に夫々配置される。

【0013】一方、特開平3-147039号公報記載のデータ処理システムでは、ホスト記憶領域を複数の部分領域に分割してその一つの部分領域をゲスト記憶領域として与え、当該記憶領域のホスト記憶領域における起点アドレスをゲスト識別子としてTLBに登録する。し

かし、メモリマップド入出力を行なう計算機は、前述の通り、属性が異なる二つの記憶領域を持つものであるから、このような手段によっては、ホスト記憶領域の一つの分割領域をゲスト記憶領域として使用することができない。

【0014】

【発明が解決しようとする課題】本発明の第一の目的は、ゲストOSの切替において必要とするTLBの登録内容の変更（書替）を効率良く実行することが出来る改良された仮想計算機システム又は制御方法を提案することにある。

【0015】本発明の第二の目的は、前記第一の目的を達成するために使用して好適なアドレス変換手段及びゲスト実アドレス読出手段を提案することであり、かつ、本発明の第三の目的は、前記第二の目的をメモリマップド入出力方式のホスト計算機を用いて実現することにある。

【0016】

【課題を解決するための手段】本発明の第一の目的は、アドレス変換情報をゲストOSごとに独立して格納するための複数の専属退避領域をホスト記憶領域上に設定すると共に、ゲストOSを切り替える際、最後に走行させたゲストOSの専属退避領域にTLBの登録内容（最後に走行させたゲストOSのアドレス変換情報）を一旦退避させた後、次に走行させるゲストOSの専属退避領域から当該ゲストOSのアドレス変換情報を取り出し、当該アドレス変換情報をもってTLBの登録内容を置き換えることによって達成することが出来る。なお、次に走行させるゲストOSと最後に走行させたゲストOSとが同一であるか否かを判定するための手段を設け、両ゲストOSが同一である場合は、TLBの退避・置換操作を行なうことなく直ちに次のゲストOSを走行させるようにシステムを構成することが望ましい。

【0017】本発明の第二の目的は、走行中のゲストOSの登録命令に応じて当該登録命令が指定するゲスト実アドレスをホスト実アドレスに変換し、かつ、同登録命令が指定するゲスト仮想アドレス及び変換によって得られたホスト実アドレスを一組としてTLBに登録するか、TLB及び走行中のゲストOSの専属退避領域に登録（格納）することによって達成することが可能である。ゲスト実アドレスの読出は、走行中のゲストOSの読出命令に応じて当該読出命令が指定するゲスト仮想アドレスを保持するTLBのエントリを選択するか、当該読出命令が指定するゲスト仮想アドレスを保持するエントリを専用退避領域から選択し、選択したエントリのホスト実アドレスをゲスト実アドレスに変換して走行中のゲストOSに通知することによって実現することが出来る。

【0018】本発明の第二の目的は、走行中のゲストOSの登録命令が指定するゲスト仮想アドレス及び当該ゲ

スト仮想アドレスに対応するホスト実アドレスのほか、同登録命令が指定するゲスト実アドレスを一組としてアドレス変換バッファに登録することによっても達成することが可能である。この場合、ゲスト実アドレスの読出は、走行中のゲストOSの読出命令に応じて当該読出命令が指定するゲスト仮想アドレスを保持するTLBのエントリを選択し、選択したエントリのゲスト実アドレスを走行中のゲストOSにそのまま通知することによって行なう。

【0019】本発明の第二の目的を達成するための後者の方法又は手段は、ゲストOSごとに専属退避領域を設定する本発明の仮想計算機システムの場合は勿論のこと、複数のゲストOSが退避領域を共用する前記特開平2-307145号公報記載の仮想計算機システムの場合や退避領域を用いない通常の仮想計算機システムの場合においても広く採用することが可能である。

【0020】本発明の第三の目的は、走行中のゲストOSの登録命令に応じて当該登録命令が指定するゲスト実アドレスが特定値以上であるか否かを判定することにより、当該ゲスト実アドレスが特定値以上の場合はそのゲスト実アドレスをもってホスト実アドレスとし、当該ゲスト実アドレスが特定値未満の場合はゲストメモリアドレス空間のホストメモリアドレス空間における起点アドレス値をそのゲスト実アドレスに加算した値をもってホスト実アドレスとすると共に、走行中のゲストOSの登録命令が指定するゲスト仮想アドレス及び前記判定操作によって求めたホスト実アドレスを一組としてアドレス変換バッファに登録することによって達成することが可能である。この場合、ゲスト実アドレスの読出は、走行中のゲストOSの読出命令に応じて当該読出命令が指定するゲスト仮想アドレスを保持するアドレス変換バッファのエントリを選択し、当該エントリのホスト実アドレスが特定値以上であるか否かを判定することにより、当該ホスト実アドレスが特定値以上の場合はそのホスト実アドレスをもってゲスト実アドレスとし、当該ホスト実アドレスが特定値未満の場合はゲストメモリアドレス空間のホストメモリアドレス空間における起点アドレス値をそのホスト実アドレスから減算した値をもってゲスト実アドレスとすると共に、当該判定操作によって求めたゲスト実アドレスを走行中のゲストOSに通知することによって実現することが出来る。

【0021】

【作用】専属退避領域を用いてTLB登録内容の退避・置換操作を行なうと、特定のゲストOSが前回走行した際にTLBに登録され、その後の別のゲストOSの走行によって消滅したエントリが回復してTLB中に存在するため、ゲストOS切替時にTLBミスが発生する可能性が殆ど消滅する。特に本発明では、個々のゲストOSごとに独立して専属退避領域を設けているため、TLBの全登録内容を一括して退避・置換することが可能とな

り、これらの操作のためのオーバーヘッドを少なくすることが出来るほか、最後に走行させたゲストOSと次に走行させるゲストOSが同一の場合は、TLB登録内容の退避・置換を行なわないで直ちに次のゲストOSを走行させることが可能となり、無駄な操作を省略することが出来る。

【0022】なお、本発明のように、個々のゲストOSごとに独立して専属退避領域を設定した場合は、各ゲストOSに対応するアドレス変換情報（仮想アドレス及び10 ホスト実アドレス）を夫々の専属退避領域に常時保存しておくことが可能となる。このため、走行中のゲストOSがゲスト仮想アドレスに対応するゲスト実アドレスの読出命令を発行した場合、専属退避領域のエントリ中のホスト実アドレスを用いてゲスト実アドレスを得ることが可能となり、計算機システムにとって負荷が大きいTLB制御命令を実行することなく、ゲスト読出命令を実行することが出来る。また、ゲスト仮想アドレス、ホスト実アドレス及びゲスト実アドレスを一組としてTLBに登録した場合は、走行中のゲストOSの読出命令に応じて読出命令指定のゲスト仮想アドレスに対応するゲスト20 実アドレスをTLBから読み出して直ちにゲストOSに通知することが出来る。

【0023】

【実施例】以下、実施例を参照して本発明に係る仮想計算機システムを更に詳細に説明する。図1は、メモリマップド入出力方式を用いた計算機システムにおいて、ホスト記憶領域を共用して2台の仮想計算機VM-1及びVM-2を構成した場合の記憶領域のマッピングを説明するための図である。同図に示すように、ホスト記憶領域100は、その番地がX'F0000000'未満の30 領域とX'F0000000'からX'FFFFFFF'までの領域とに分割されており、前半をホストメモリアドレス空間110として使用し、後半をホストI/Oアドレス空間120として使用する。ホストメモリアドレス空間110は、命令やテーブルを格納するための空間であり、ホストI/Oアドレス空間120は、その領域への読み書きが入出力の実行に対応付けられている空間である。

【0024】仮想計算機VM-1、VM-2は、仮想の記憶領域であるゲスト記憶領域170-1、170-2 40 を夫々保有する。これらのゲスト記憶領域は、ホスト記憶領域100に対応するものであり、0番地から始まる領域をゲストメモリアドレス空間140-1、140-2として使用し、かつ、X'F0000000'番地からX'FFFFFFF'番地までの領域をゲストI/Oアドレス空間150-1、150-2として使用する。仮想計算機VM-1のゲストOSは、ゲスト記憶領域170-1上にゲスト仮想空間160-1を生成し、一方、仮想計算機VM-2のゲストOSは、ゲスト記憶領域170-2上にゲスト仮想空間160-2を生成す50

る。

【0025】中央処理装置200は、アドレス変換情報を登録するためのTLB220及び当該TLBに登録された変換情報を用いて走行中のゲストOS（仮想計算機VM-1又はVM-2のいずれか一方のゲストOS）の命令を実行するための命令実行回路210を有する。ホストメモリアドレス空間110内には、仮想計算機VM-1及びVM-2の夫々に専属する二つの退避領域132-1及び132-2が互いに独立して配置されている。なお、ホストメモリアドレス空間110の一部には、複数のゲストOSの走行を制御するためのプログラムである仮想計算機モニタ（VMM）130が格納されている。

【0026】本発明の仮想計算機システムは、走行中のゲストOSがTLB220の全エントリを使用し、かつ、各ゲストOS（仮想計算機VM-1及びVM-2）が個別の専属退避領域132-1又は132-2を有している点に特徴がある。このため、仮想計算機の切替（例えばVM-2からVM-1への切替）は、最後に走行させたゲストOS（例えば仮想計算機VM-2）の専属退避領域（例えば132-2）にTLB220の登録内容を書き込んで退避させた後、次に走行させるゲストOS（例えば仮想計算機VM-1）の専属退避領域（例えば132-1）から当該ゲストOSのアドレス変換情報を取り出してTLB220の登録内容を置き換えることによって実行する。

【0027】本実施例の計算機は、TLB220を制御するための命令として、図2に図解した4種類の命令を使用する。個々の命令の概要は、以下のとおりである。

【0028】① SET命令（登録命令）

SET命令は、命令コードのフィールドと特定の汎用レジスタ番号を示すR1フィールド及びR2フィールドとからなる。SET命令を実行すると、R1フィールド指定の汎用レジスタ314に格納された仮想アドレス及びR2フィールド指定の汎用レジスタ315に格納された実アドレスとを一組とするエントリがTLB220に登録され、TLB220の当該エントリの状態表示ビット（Vビット）が“1”（有効）に設定される。

【0029】② STORE命令（格納命令）

STORE命令は、SET命令と同様、命令コードのフィールドと特定の汎用レジスタ番号を示すR1フィールド及びR2フィールドとからなる。STORE命令を実行すると、R1フィールド指定の汎用レジスタ324に格納されたアドレスが指定するメモリアドレス空間110の領域326にTLB220の全エントリ（仮想アドレス及び実アドレスの組とエントリの状態表示ビット）が格納され、かつ、格納されたTLB220のエントリ数がR2フィールド指定の汎用レジスタ325に登録される。

【0030】③ LRA命令（読出命令）

LRA命令も、SET命令と同様、命令コードのフィールドと特定の汎用レジスタ番号を示すR1フィールド及びR2フィールドとからなる。LRA命令を実行すると、R1フィールド指定の汎用レジスタ334に格納された仮想アドレスを有するTLBの有効なエントリ(状態表示ビット“1”)が選択され、R2フィールド指定の汎用レジスタ335に当該エントリの実アドレスが格納される。

【0031】④ PURGE命令(消去命令)

PURGE命令は、命令コードのフィールドのみからなる。PURGE命令を実行すると、TLB220の全てのエントリの状態表示ビットに“0”(無効)が設定され、全てのエントリが無効化される。

【0032】〈ソフトウェアによるTLB切替処理〉ソフトウェアによるTLB切替処理のフローチャートを図3に示す。タイムスライス(予め各ゲストOSに割り当てた時間)の終了等により、走行中のゲストOSが中断すると(ステップ3010)、仮想計算機モニタ130による切替制御が開始する。仮想計算機モニタ130は、次に走行させるゲストOSを選択すると共に(ステップ3020)、そのゲストOSと最後に走行させたゲストOSとが同一であるか否かを判定する(ステップ3030)。

【0033】判定の結果、同一のゲストOSである場合は、TLB220の退避・再登録を実行することなく、直ちに選択したゲストOSの走行を開始させる(ステップ3070)。一方、判定の結果、異なるゲストOSである場合は、STORE命令により、TLB220の登録内容(アドレス変換情報)を読み出して最後に走行させたゲストOSの専属退避領域(例えば仮想計算機VM-2の専属退避領域132-2)に書き込んで退避させた後(ステップ3040)、PURGE命令により、TLB220のエントリを全てページする(ステップ3050)。続いてSET命令を実行し、次に走行させるゲストOSの専属退避領域(例えば仮想計算機VM-1の専属退避領域132-1)の各エントリをTLB220に書き込んで回復させた後(ステップ3060)、次のゲストOSを起動させ、走行を開始させる(ステップ3070)。

【0034】〈ハードウェアによるTLB切替処理〉次に、ソフトウェアのかわりに、ハードウェアによってTLBの切替を行なう例を説明する。ハードウェアによるTLB切替処理のための実行回路の一例を図4に示す。同図において、START VM命令は、中央処理装置200においてゲストOSを起動させるための命令である。この命令のオペランドである状態記述子131はゲスト起動時の初期状態を保持しており、仮想計算機VM-1の状態記述子131-1は、汎用レジスタ400の初期値を保持する汎用レジスタ領域500、制御レジスタ410の初期値を保持する制御レジスタ領域510、

起動する仮想計算機VM-1の識別子を保持するゲスト識別子(VMID)フィールド520及び仮想計算機VM-1の専属退避領域132-1のアドレスを保持する専属退避領域アドレスフィールド530からなる。詳細には図示していないが、仮想計算機VM-2についても同様である。個々の仮想計算機の専属退避領域132-1、132-2には、ゲスト仮想空間160-1、160-2からホスト記憶領域100(図1参照)に対するアドレス変換情報が夫々保持されている。

【0035】仮想計算機モニタ130が仮想計算機VM-1の状態記述子131-1をオペランドとするSTART VM命令を実行した場合の動作を説明する。先ず、中央処理装置200の命令実行回路210は、状態記述子131-1内の汎用レジスタ領域500の値を汎用レジスタ400に、制御レジスタ領域510の値を制御レジスタ410に、ゲスト識別子フィールド520の値を走行開始ゲスト識別子レジスタ430に、専属退避領域アドレスフィールド530の値を走行開始TLBアドレスレジスタ415に夫々設定する。なお、最終走行ゲスト識別子レジスタ420は、後の説明で分かるように、最後に走行させた仮想計算機の識別子を保持している。

【0036】次に、最終走行ゲスト識別子レジスタ420の値と走行開始ゲスト識別子レジスタ430の値を比較器440によって比較する。比較の結果、仮想計算機起動命令で指定されたゲストOSと最後に走行させたゲストOSが同一であれば、比較器440の出力が“0”、インバータ460の出力が“1”となって命令実行回路210が起動される。そして、命令実行回路210がゲスト識別子フィールド520の値を最終走行ゲスト識別子レジスタ420に設定し、仮想計算機起動命令で指定されたゲストOSの走行を開始させる。

【0037】一方、ゲスト起動命令が指定したゲストOSと最後に走行させたゲストOSが異なる場合は、比較器440の出力が“1”となり、TLB書替回路450が動作を開始する。TLB書替回路450は、最終走行TLBアドレスレジスタ470が指定する専属退避領域132-2にTLB220の内容を書き込んで退避させた後、TLB220の全エントリを無効化する。更に、TLB切替回路450は、走行開始TLBアドレスレジスタ415が指定する専属退避領域132-1の内容(アドレス変換情報)をTLB220に書き込んで再登録した後、走行開始TLBアドレスレジスタ415の値を最終走行TLBアドレスレジスタ470に複写し、さらに命令実行回路210を起動する。この結果、命令実行回路210は、ゲスト識別子フィールド520の値を最終走行ゲスト識別子レジスタ420に設定し、仮想計算機起動命令で指定されたゲストOSの走行を開始させる。

【0038】〈TLB制御命令の実行〉次に、ゲストO

Sが発行したTLB制御命令の実行に関して三つの具体例を説明する。

【0039】〔具体例1〕具体例1では、ゲストOSが発行したTLB制御命令は、以下に示すように仮想計算機モニタ130がシミュレーションする。

【0040】① SET命令シミュレーション

図1において、走行中のゲストOSがSET命令を発行した場合、中央処理装置200は、当該命令を直接実行せず、仮想計算機モニタ130を起動する。仮想計算機モニタ130によるSET命令のシミュレーションを図5のフローチャートを用いて説明する。

【0041】仮想計算機モニタ130は、まず、OSが発行したSET命令のR2フィールド指定の汎用レジスタに格納されていたゲスト実アドレスを読み取る。そして、その値がX'F0000000'以上であるか否かを識別することにより、当該ゲスト実アドレスがゲストI/Oアドレス空間150又はゲストメモリアドレス空間140のいずれに属するかを判定する(ステップ5000)。判定の結果、ゲストI/Oアドレス空間150に属する場合は、当該ゲスト実アドレスをもってホスト実アドレスとする(ステップ5010)。一方、ゲストメモリアドレス空間140に属する場合は、ホストメモリアドレス空間110におけるゲストメモリアドレス空間140の起点アドレス(仮想計算機VM-1の場合は“0”、仮想計算機VM-2の場合は“α”)を当該ゲスト実アドレスに加算することによって対応するホスト実アドレスを求める(ステップ5020)。そして、ゲスト仮想アドレス(SET命令のR1フィールド指定の汎用レジスタの内容)及び求めたホスト実アドレスの組を指定してSET命令を発行することにより、この組をTLB220に登録する(ステップ5030)。更に、その組を当該ゲストの専属退避領域132に登録する(ステップ5040)。

【0042】② LRA命令シミュレーション

図1において、走行中のゲストOSがLRA命令を発行した場合、中央処理装置200は、当該命令を直接実行せず、仮想計算機モニタ130を起動する。仮想計算機モニタ130によるゲストLRA命令のシミュレーションのフローチャートを図6に示す。

【0043】仮想計算機モニタ130は、まず、LRA命令のR1フィールド指定の汎用レジスタからゲスト仮想アドレスを読み取り、当該仮想アドレスを有する専属退避領域132のエントリを選択する(ステップ6000)。次に、選択したエントリのホスト実アドレスの値がX'F0000000'以上であるか否かを識別することにより、当該ホスト実アドレスがホストI/Oアドレス空間120又はホストメモリアドレス空間110のいずれに属するかを判定する(ステップ6010)。判定の結果、I/Oアドレス空間120に属する場合は、当該ホスト実アドレスをもってゲスト実アドレスとする

(ステップ6020)。一方、ホストメモリアドレス空間110に属する場合は、ホストメモリアドレス空間110におけるゲストメモリアドレス空間140の起点アドレス(仮想計算機VM-1の場合は“0”、仮想計算機VM-2の場合は“α”)をホスト実アドレスから減算することにより、対応するゲスト実アドレスを求める(ステップ6030)。そして、求めたゲスト実アドレスをゲストOSに通知するためにLRA命令のR2フィールド指定の汎用レジスタに格納し、同命令のシミュレーション処理を終了する(ステップ6040)。

【0044】③ STORE命令シミュレーション

STORE命令の場合も、LRA命令の場合と同様、専属退避領域132のエントリのホスト実アドレスをゲスト実アドレスに変換する。そして、専属退避領域132の全エントリについて、エントリ状態表示ビット、ゲスト仮想アドレス及び変換によって求めたゲスト実アドレスを一組としてSTORE命令のR1フィールド指定のゲストメモリアドレス空間140の領域に格納し、かつ、格納したエントリの数をSTORE命令のR2フィールド指定の汎用レジスタに登録する。

【0045】④ PURGE命令のシミュレーション
本発明では、走行中のゲストOSにTLB220の全てのエントリを使用させるので、ゲストOSが発行したPURGE命令を仮想計算機モニタ130がシミュレーションする場合は、当該ゲストOSの専属退避領域132の全てのエントリの状態表示ビットに“0”を設定すると共に、PURGE命令を実際に発行して、TLB220の全てのエントリの状態表示ビットに“0”を設定する。

【0046】〔具体例2〕本具体例では、ゲストOSが発行したTLB制御命令をハードウェアが直接実行する。

【0047】① SET命令

図7により、ゲストOSが発行したSET命令の処理を説明する。ゲストOSがSET命令を発行すると、同命令のR1フィールド指定の汎用レジスタに格納されたゲスト仮想アドレスがゲスト仮想アドレスレジスタ700に、R2フィールド指定の汎用レジスタに格納されたゲスト実アドレスがゲスト実アドレスレジスタ710に夫々設定される。境界値レジスタ720は、ゲストメモリアドレス空間140とゲストI/Oアドレス空間150の境界値であるX'F0000000'を保持する。また、ゲストOS起動時に設定される起点アドレスレジスタ740は、中央処理装置200において走行中のゲストOSに対するゲストメモリアドレス空間140のホストメモリアドレス空間110における起点アドレス(仮想計算機VM-1の場合は“0”、仮想計算機VM-2の場合は“α”)を保持する。ゲスト実アドレスレジスタ710の値がX'F0000000'以上の場合、比較器730の出力が“1”となり、選択器745はゲス

ト実アドレスレジスタ 710 の値をそのまま出力する。一方、ゲスト実アドレスレジスタ 710 の値が X 'F 0 0 0 0 0 0' 未満の場合は、比較器 730 の出力が "0" になり、選択器 745 は加算器 750 による加算結果を出力する。このことは、ゲスト実アドレスがゲスト I/O アドレス空間 150 に属する場合は、当該ゲスト実アドレスをもってホスト実アドレスとし、ゲスト実アドレスがゲストメモリアドレス空間 140 に属する場合は、起点アドレスを加算した値をもってホスト実アドレスとすることを意味する。TLB 制御回路 760 は、

10

【0048】② LRA 命令

図 7 により、ゲスト OS が発行した LRA 命令の処理を説明する。ゲスト OS が LRA 命令を発行すると、同命令の R1 フィールド指定の汎用レジスタに格納されたゲスト仮想アドレスがゲスト仮想アドレスレジスタ 700 に設定される。TLB 制御回路 760 は、当該仮想アドレスを有する TLB 220 のエントリのホスト実アドレスの値をデータ線 7000 を介して比較器 780 に入力する。そして、ホスト実アドレスの値が X 'F 0 0 0 0 0 0 0' 以上の場合、比較器 780 の出力が "1" になり、選択器 790 はデータ線 7000 から入力したホスト実アドレスの値をそのまま出力する。一方、データ線 7000 上のホスト実アドレスの値が X 'F 0 0 0 0 0 0 0' 未満の場合は、比較器 780 の出力が "0" になり、選択器 790 は減算器 795 の出力値（データ線 7100 から入力した起点アドレス値をデータ線 7000 から入力したホスト実アドレスの値から減算して求めたアドレス値）を選択する。このことは、ホスト実アドレスがホスト I/O アドレス空間 120 に属する場合は、当該ホスト実アドレスをもってゲスト実アドレスとし、ホスト実アドレスがホストメモリアドレス空間 110 に属する場合は、起点アドレスを減算した値をもってゲスト実アドレスとすることを意味する。選択器 790 の出力値は、データ線 7200 を経由して、LRA 命令で要求されたゲスト実アドレスとしてゲスト OS に通知するために汎用レジスタ 400 に格納され、LRA 命令の実行が終了する。

20

30

40

【0049】③ STORE 命令

TLB の各エントリについて上述の LRA 命令の場合と同様にホスト実アドレスをゲスト実アドレスに変換する以外は、ホスト STORE 命令と同様に実行する。

【0050】④ PURGE 命令

ホスト PURGE 命令と同様に実行する。

【0051】【具体例 3】具体例 2 の場合と同様、ゲスト OS が発行した TLB 制御命令をハードウェアが直接

50

実行する。

【0052】⑤ SET 命令

図 8 により、ゲスト OS が発行した SET 命令の処理を説明する。SET 命令が発行されると、具体例 2 の場合と同様、命令の R1 フィールド指定の汎用レジスタに格納されたゲスト仮想アドレスがゲスト仮想アドレスレジスタ 700 に、R2 フィールド指定の汎用レジスタに格納されたゲスト実アドレスがゲスト実アドレスレジスタ 710 に夫々設定される。ゲスト実アドレスレジスタ 710 の値が X 'F 0 0 0 0 0 0 0' 以上の場合は、比較器 730 の出力が "1" となり、選択器 745 はゲスト実アドレスレジスタ 710 の値を出力する。一方、ゲスト実アドレスレジスタ 710 の値が X 'F 0 0 0 0 0 0 0' 未満の場合は、比較器 730 の出力が "0" になり、選択器 745 は加算器 750 の計算結果を出力する。TLB 制御回路 760 は、データ線 8000 上のゲスト仮想アドレスレジスタ 700 の出力値、データ線 8100 経由のゲスト実アドレスレジスタ 710 の出力値及びデータ線 8200 経由のホスト実アドレスの値（選択器 745 の出力値）を一組とするエントリを、当該エントリの状態表示ビットを "1" にして TLB 220 に設定し、SET 命令の実行を終了する。

【0053】⑥ LRA 命令

同じく図 8 により、ゲスト OS が発行した LRA 命令の処理を説明する。LRA 命令が発行されると、具体例 2 の場合と同様、同命令の R1 フィールド指定の汎用レジスタに格納されたゲスト仮想アドレスがゲスト仮想アドレスレジスタ 700 に設定される。TLB 制御回路 760 は、当該仮想アドレスを有する TLB 220 のエントリのゲスト実アドレスの値をデータ線 8300 に出力し、その値を LRA 命令で指定されたゲスト仮想アドレスに対応するゲスト実アドレスとしてゲスト OS に通知するために汎用レジスタ 400 に格納し、LRA 命令の実行を終了する。

【0054】⑦ STORE 命令

TLB の各エントリについてゲスト仮想アドレスとゲスト実アドレスの組を指定領域に格納する以外は、ホスト STORE 命令と同様に実行する。

【0055】⑧ PURGE 命令

ホスト PURGE 命令と同様に実行する。

【0056】

【発明の効果】前記実施例では、2 台の仮想計算機を用いて仮想計算機を構成する場合について説明したが、本発明は、仮想計算機が 3 台以上である場合にも適用することが可能である。また、前記実施例では、ホスト計算機を構成する中央処理装置の数が 1 台である場合について説明したが、マルチプロセッサ構成のホスト計算機に対しても本発明を適用することが出来ることは、自ずから明らかである。

【0057】本発明の効果を列挙すると、次の通りであ

る。

- ① ゲストOSの切替えに伴うTLB登録内容の退避・置換操作を効率良く実行することが出来る。
- ② ゲストOSに対するアドレス変換をTLBを用いて効率良く行なうことが出来る。
- ③ ゲスト仮想アドレスに対応するゲスト実アドレスの読出をTLBを用いて効率良く実行することが出来る。
- ④ メモリマップド入出力方式のホスト計算機を用いて仮想計算機を構成する場合も、前記の操作を効率良く実行することが出来る。

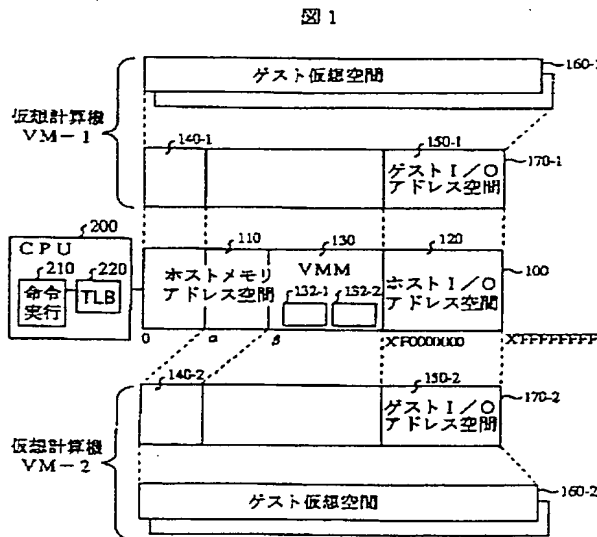
【図面の簡単な説明】

【図1】 ゲスト記憶領域のホスト記憶領域へのマッピングの説明図。

【図2】 TLB制御命令の説明図。

【図3】 TLBの切替処理のフローチャート。

【図1】



- 100…ホスト記憶領域
130…仮想計算機モニタ (VMM)
132-1、132-2…専属退避領域
140-1、140-2…ゲストメモリアドレス空間
170-1、170-2…ゲスト記憶領域
200…中央処理装置 (CPU)
210…命令実行回路
220…アドレス変換バッファ (TLB)

【図4】 TLBの切替処理の実行回路図。

【図5】 ゲストSET命令シミュレーションのフローチャート。

【図6】 ゲストLRA命令シミュレーションのフローチャート。

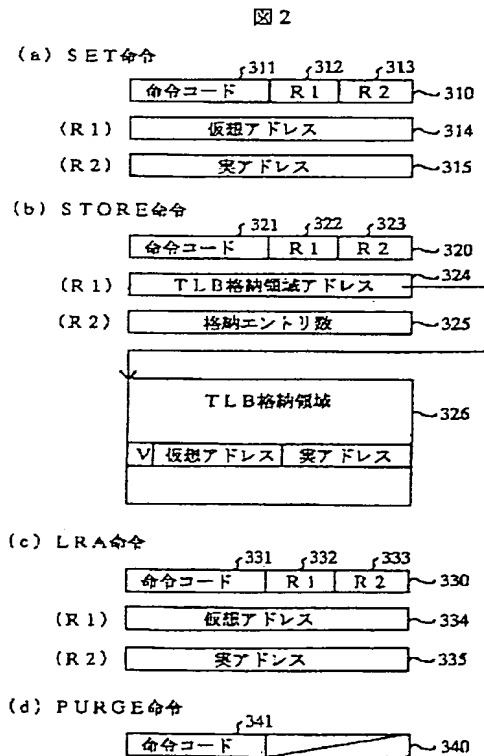
【図7】 ゲストTLB制御命令の第1の実行回路図。

【図8】 ゲストTLB制御命令の第2の実行回路図。

【符号の説明】

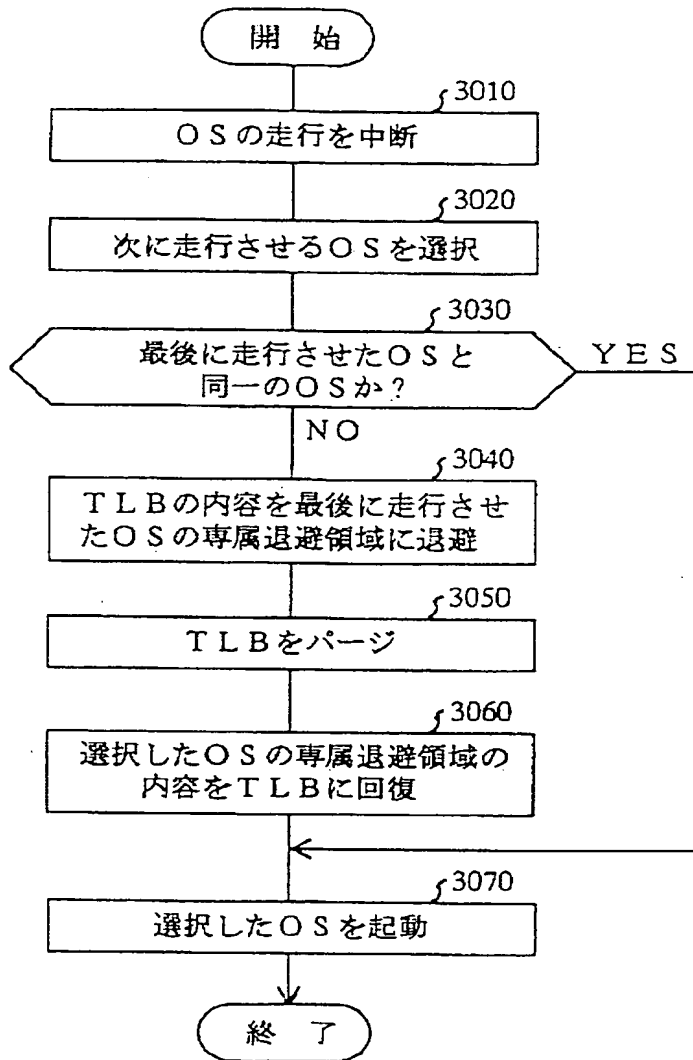
- 100：ホスト記憶領域、110：ホストメモリアドレス空間、120：ホストI/Oアドレス空間、130：仮想計算機モニタ、131：状態記述子、132：専属退避領域、140：ゲストメモリアドレス空間、150：ゲストI/Oアドレス空間、160：ゲスト仮想空間、170：ゲスト記憶領域、200：中央処理装置、210：命令実行回路、220：TLB

【図2】



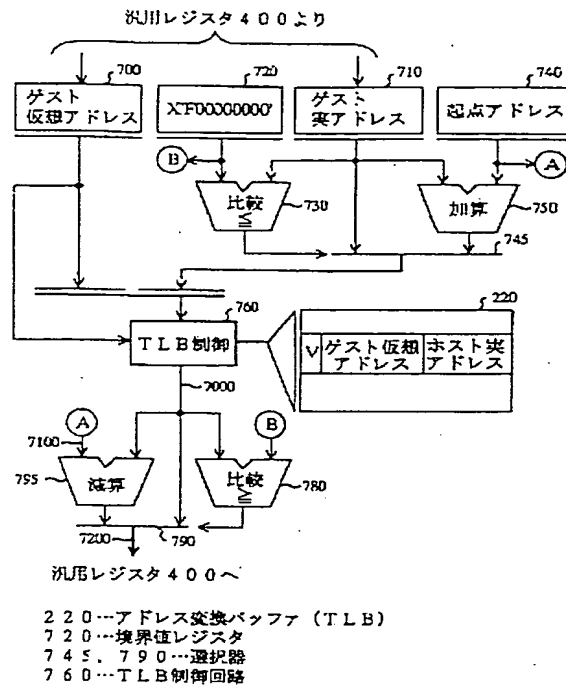
【図 3】

図 3



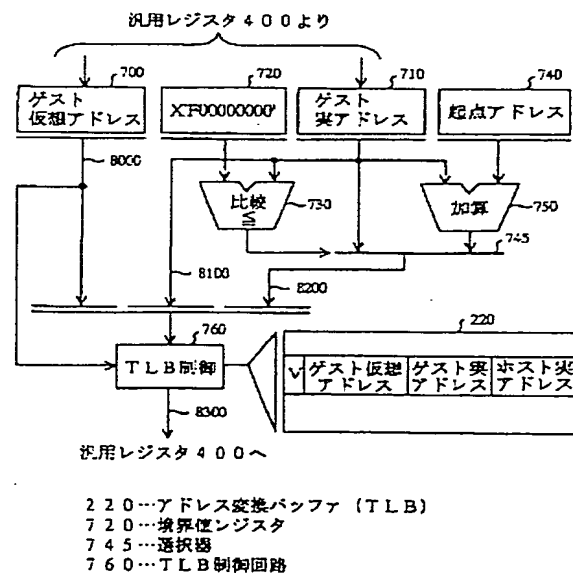
【図 7】

図 7



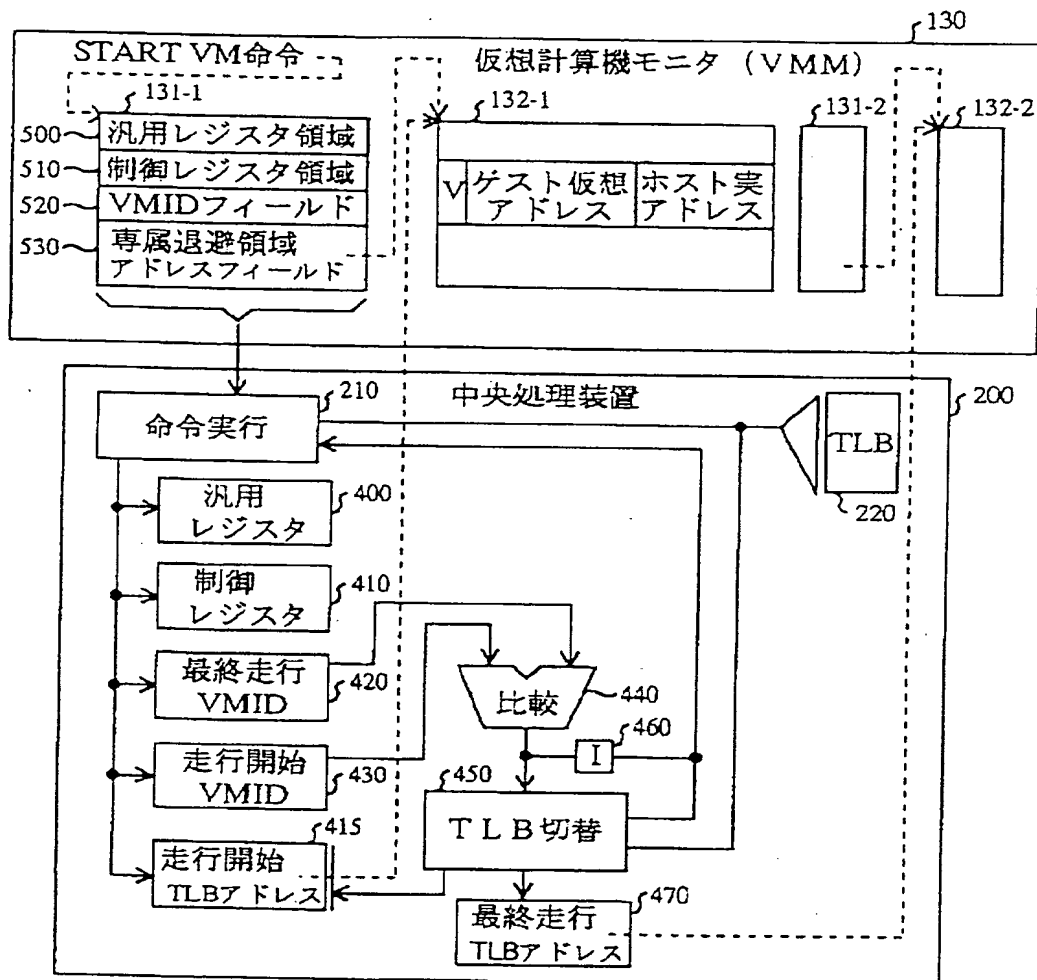
【図 8】

図 8



【図 4】

図 4



131-1、131-2…状態記述子

132-1、132-2…専属退避領域

210…命令実行回路

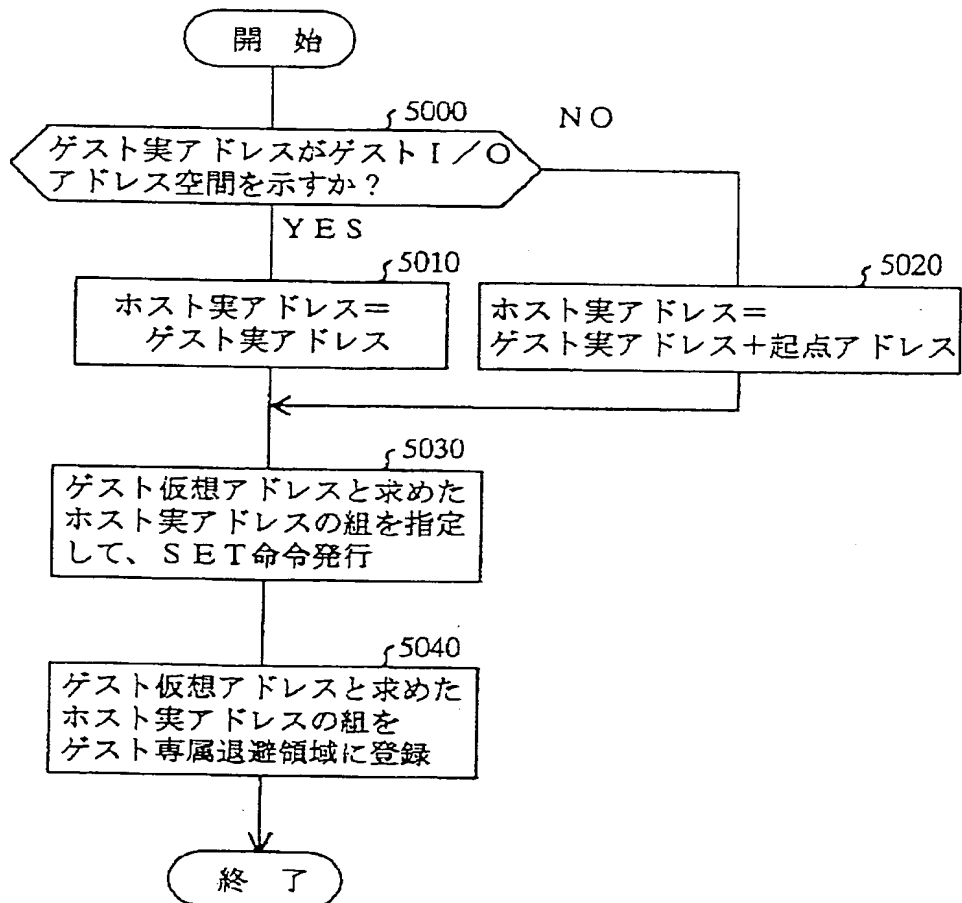
440…比較器

450…TLB切替回路

460…インバータ

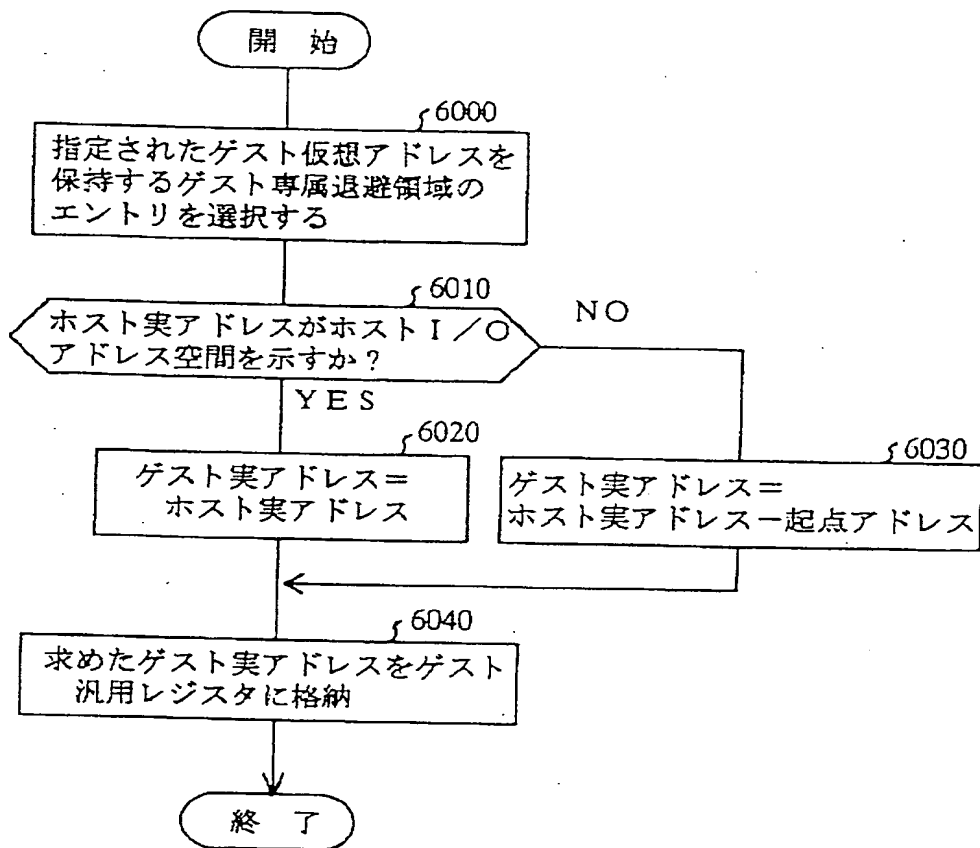
【図 5】

図 5



【図6】

図 6



フロントページの続き

(72)発明者 小川 清

神奈川県横浜市戸塚区戸塚町5030番地 株
式会社日立製作所ソフトウェア開発本部内

(72)発明者 戸塚 健司

神奈川県横浜市戸塚区戸塚町5030番地 株
式会社日立製作所ソフトウェア開発本部内